

# 자기유사성 트래픽 조건에서 다중 시간 간격을 이용한 혼잡제어에 관한 연구

조현섭, 김영조, 김희숙\*  
청운대학교, 한국폴리텍IV아산대학\*  
e-mail: [chohs@chungwoon.ac.kr](mailto:chohs@chungwoon.ac.kr)

## A Study on the Congestion Control with Multiple Time Scale under Self-Similar Traffic

Hyeon-Seob Cho, Young-Cho Kim  
Chungwoon University  
Asan Polytechnic College Academic\*

### 요 약

Measurement of network traffic have shown that the self-similarity is a ubiquitous phenomenon spanning across diverse network environments. In previous work, we have explored the feasibility of exploiting the long-range correlation structure in a self-similar traffic for the congestion control. we show that a multiple time scale TCP endows the underlying feedback control with proactivity by bridging the uncertainty gap associated with reactive controls which is exacerbated by the high delay-bandwidth product in broadband wide area networks. Third, we investigate the influence of the three traffic control dimensions-tracking ability, connection duration, and fairness-on performance.

### 1. 서론

컴퓨터 네트워크에서 사용되는 메시지 교환에 관한 규칙을 정의 하는 프로토콜들의 모음을 의미하는 전송제어 프로토콜(TCP: Transmission Control Protocol) 트랜스포트 계층 프로토콜에서 가장 광범위하게 사용되어 왔다. TCP의 가장 중요한 성분은 혼잡 제어와 복구를 수행하기 위해 사용된 알고리즘으로서 지속적으로 확장[1,2] 연구되어 왔다.

본 논문에서는 MTS 트래픽 제어 프레임워크를 TCP 기반의 신뢰할 수 있는 전송 및 윈도우 기반 혼잡제어로 확대 적용한다. 이 작업은 TCP의 대역폭 소비 반응의 적극성을 LTS(large time scale) 네트워크 상태의 함수 형태, 즉 RTT(round-trip time)가 결정한 피드백 루프의 한계를 넘어서는 정보의 형태로 조정하는 LTS 모듈과 TCP를 연계시키는

방법으로 수행된다. HTTP(Hypertext Transfer Protocol) 기반 WWW 트래픽이 주도적으로 성장했다[3,4].

### 2. 트래픽 구조에서 TCP 연결 제어

종단 노드들은 그림2-1과 같이 전형적인 점대점 링크에 의해 서로 연결되고 각각의 노드는 가상채널을 포함하고 있다. 대칭적인 네트워크 배치 구조에서 각각의 방향에서 종단 노드의 전송율은 동일한 것으로 간주하며 전송율은 초당 네트워크 전송로를 통해 전송된 TCP 세그먼트의 수로 정의하며  $\rho$ 로 나타내고 승인의 전송 시간은 데이터 세그먼트의 전송 시간보다 상당히 적으므로 분석하기 위해서 승인의 전송시간을 0으로 설정한다.

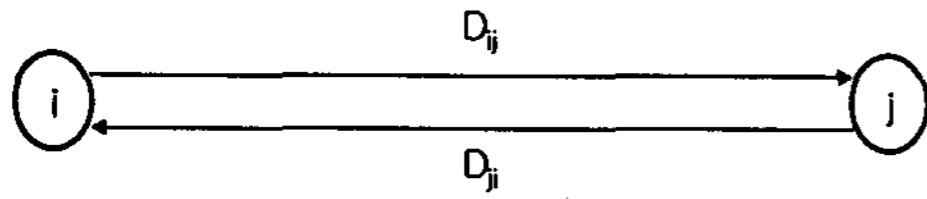


그림 2-1. 양방향 트래픽의 단순화된 모델  
Fig 2-1. Simplified model for two-way traffic

그림 2-1과 같이 두 연결의 윈도우 크기는 안정적이고 각각 노드  $i$ 와  $j$ 에서 발생하는 연결에 대한 윈도우 크기를  $W_i$ 와  $W_j$ 의 세그먼트로 나타낸다. 노드  $i$ 부터  $j$ 까지의 한쪽방향 링크를 채우기 위해 필요한 세그먼트의 수를  $L_{ij}$ 로 나타내고 반대편 링크에서는  $L_{ji}$ 로 하고  $L_{ij}$ 는  $\rho$ 와  $D_{ij}$ 의 곱으로  $L_{ji}$ 는  $\rho$ 와  $D_{ji}$ 의 곱으로 된다. 처리율은 라운드 전송 파이프의 대역폭-지연 곱을 초과하는 윈도우 크기의 합이며, 노드  $i$ 의 윈도우 크기가 노드  $j$ 의 윈도우 크기와 노드  $i$ 에서 노드  $j$ 로 링크를 채우기 위해 필요한 세그먼트의 수  $L_{ij}$ 와 노드  $j$ 에서 노드  $i$ 로 링크를 채우기 위해 필요한 세그먼트의 수  $L_{ji}$ 의 합보다 클 때 식 (2-1)과 같다.

$$W_i > W_j + (L_{ij} + L_{ji}) \quad (2.1)$$

노드  $j$ 에서 연결  $i$ 의 승인의 최악의 경우 큐잉 지연은  $W_j$ 이므로 노드  $i$ 는 노드  $j$ 의 윈도우를 다 비우지 못하게 되며,  $W_i$ 의 세그먼트로 구성된 연결  $i$ 의 각각의 번잡 주기는 집단화된  $W_j$  승인의 순서와 함께 동반하여 다음 번잡 주기에 의해 즉시 뒤따라온다.

링크 용량에 비례하는 연결의 처리율을 연결 효율성이라고 하며, 각각의 연결은  $W_i$  세그먼트 전송 시간 동안에 윈도우 세그먼트를 전송하므로  $i$ 노드와  $j$ 노드에서 연결의 효율성은 식(2.2)와 같다.

$$F_i=1, F_j = W_j / W_i \quad (2.2)$$

노드  $i$ 의 각각의 번잡 주기는  $W_i$  세그먼트로 구성되고 노드  $i$ 의 출력 큐는  $k$ 번째 번잡 주기의 첫 번째 승인이  $t_1$  시간에 되돌아 올 때 식(2.3)와 같은 세그먼트를 갖는다.

$$Q_i(t_1) = W_i - (Q_j(\tau_{i,k}) + L_{ij} + L_{ji}) \quad (2.3)$$

$Q_j(\tau_{i,k}) \leq W_j$  와  $W_i > W_j + (L_{ij} + L_{ji})$  임으로  $Q_i(t_1)$ 은 0보다 크다. 그러므로 연결  $j$ 의 모든 승인은 버스트로서 노드  $j$ 로 되돌아가고 연결  $i$ 는 전송을 위해서 출력 큐에서 이용 가능한 데이터를 항상 가지고 있다. 다음 번잡 주기는  $t_1 + Q_i(t_1) / \rho$  시간에 노드  $i$ 에서 시작하고  $t_1 + Q_i(t_1) / \rho + D_{ij}$  시간에 노드  $j$ 로

도착한다. 그러므로  $\tau_{i,k+1} = t_1 + Q_i(t_1) / \rho + D_{ij}$ 과 같으며  $t_1$ 과  $Q_i(t_1)$ 을 각각 대입하면 식(2.4)과 같이 된다.

$$\tau_{j,k+1} = \tau_{i,k} + W_i / \rho \quad (2.4)$$

유사한 방법으로  $\tau_{j,k+1}$ 은 식(2.5)과 같이 구할 수 있다.

$$\tau_{j,k+1} = \tau_{j,k} + \frac{W_j}{\rho} \quad (2.5)$$

식(2.4)은  $W_i > W_j + (L_{ij} + L_{ji})$ 인 경우에 적용할 수 있으며  $W_i < W_j + (L_{ij} + L_{ji})$ 인 경우에 대해서는 보완적이고 동일한 분석으로 취급한다.  $\tau_{j,m}$ 은 연결  $j$ 의  $m$ 번째 번잡 주기에서 첫 번째 세그먼트가 노드  $i$ 에 도착한 시간이며,  $\tau_{i,k}$ 로부터  $\tau_{j,m}$ 을 다음과 같이 결정한다. 그림 2-2과 같이  $\tau_{i,k}$  시간에 노드  $j$ 는  $m$ 번째 번잡 주기의  $W_j - Q_j(\tau_{i,k})$ 를 전송하므로  $\tau_{i,k} - (W_j - Q_j(\tau_{i,k}) / \rho)$  시간에  $m$ 번째 번잡 주기의 전송을 시작하고 이러한 번잡 주기의 첫 번째 세그먼트는  $D_{ji}$ 의 지연 후에 노드  $i$ 에 도착한다. 그러므로  $\tau_{i,m}$ 은 식 (2.6)와 같다.

$$\tau_{i,m} = \tau_{i,k} - \frac{(W_j - Q_j(\tau_{i,k}))}{\rho} + D_{ji} \quad (2.6)$$

$t_1$ 을 노드  $i$ 가  $k$ 번째 번잡 주기의 전송을 완료했을 때 시간은 식(2.7)과 같다.

### 3. TCP에서 다중 시간 간격 제어

MTS 혼잡제어의 프레임워크는  $n \geq 1$ 에 대해서  $n$ -레벨 시간 혼잡제어를 허용하며,  $n$  분리된 시간 규모에서 추출된 정보들은 가장 낮은 시간 규모, 즉  $n=1$ 에서 피드백 혼잡제어의 출력 반응을 조절한다. 성능을 개선에서  $n > 1$ 보다 크다 해도 LTS 모듈이 비활성 화되면, 혼잡제어는 원래의 피드백 혼잡 제어 수준으로 떨어지게 된다.

그림3-1과 같이 피드백 혼잡제어에서 트래픽 제어 반응을 조절하는 데 LTS 상관 구조를 두 가지로 구분하여 적용시킨다. 첫 번째 방법은 선택적 기울기 제어(SSC; selective slope control)로서, 그림3-1와 같이 예측된 LTS 네트워크 상태를 선형 증가/지수 감소 혼잡제어의 단계에서 선형 증가 곡선의 기울기를 조정하는 것이다. 만약 네트워크 경쟁이 낮은 편이라면 기울기가 증가하고, 네트워크 경쟁이 높으면 반대가 된다.

SSC는 지속적인 네트워크 상태를 통해 기울기를 변경함으로써, 불안정성을 유발하지 않고서도 피드백 혼잡제어의 대역폭을 점유하는 적극적인 동작을 조절할 수 있고, RTT 나 피드백 루프를 차수 크기 이상으로 초과하는 LTS에서도 기울기는 안정적으로 유지된다.

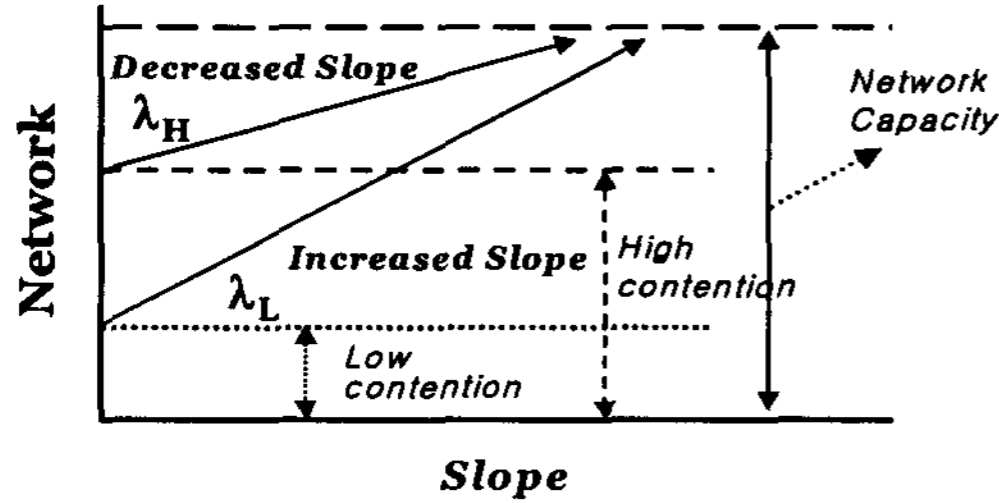


그림 3-1. 고 경합 및 저 경합의 선형증가에서의 선택적 기울기 조정

Fig 3-1. Selective slope adjustment during linear increase phase for high and low contention.

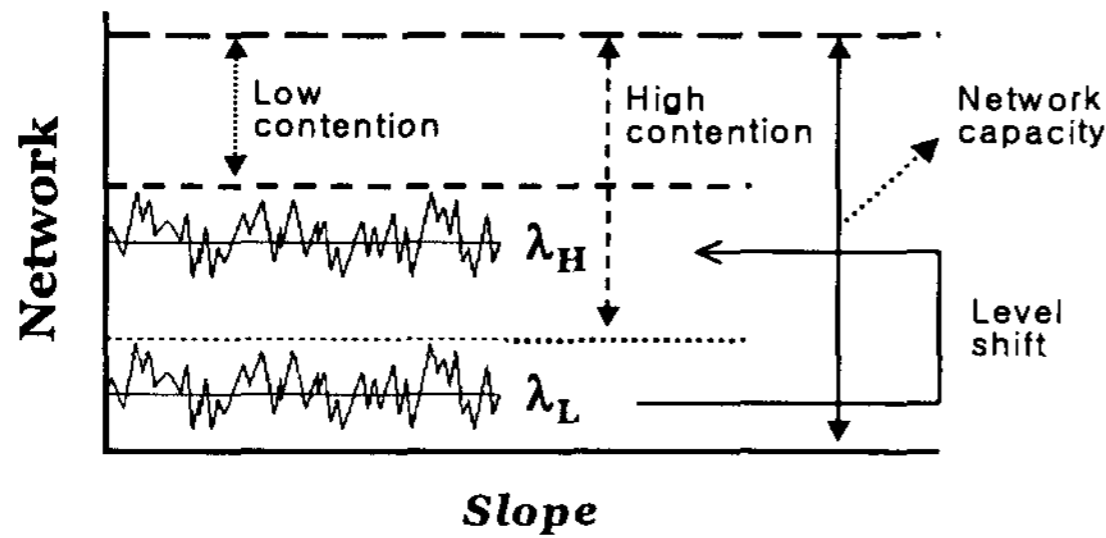


그림 3-2. 고경합 및 저경합간의 선택적 'DC' 레벨조정

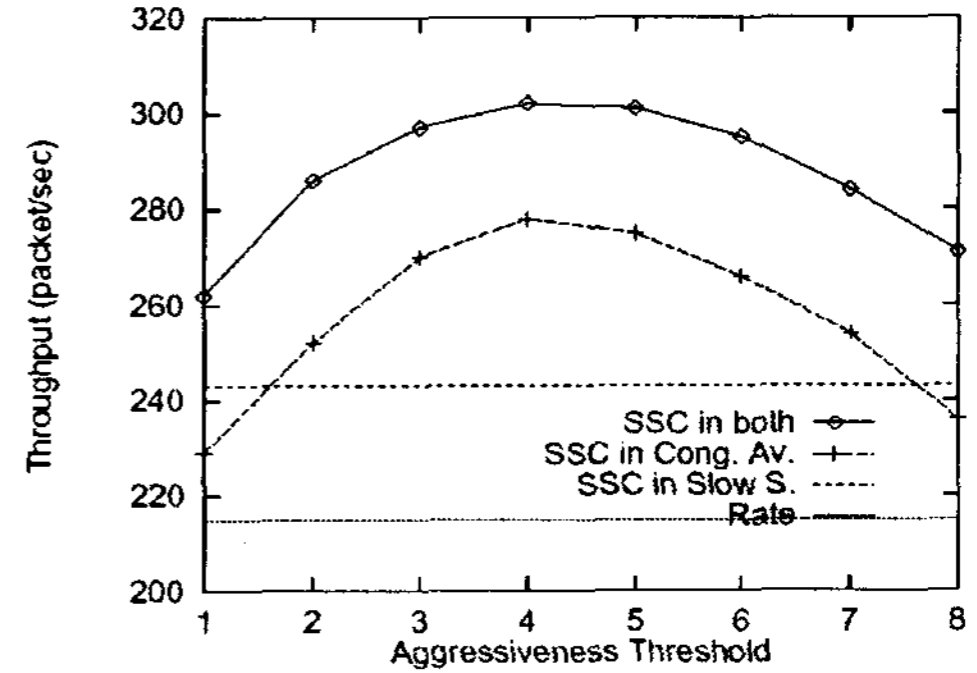
Fig 3-2. Selective 'DC' level adjustment between high and low contention.

4. 시뮬레이션 결과 및 분석

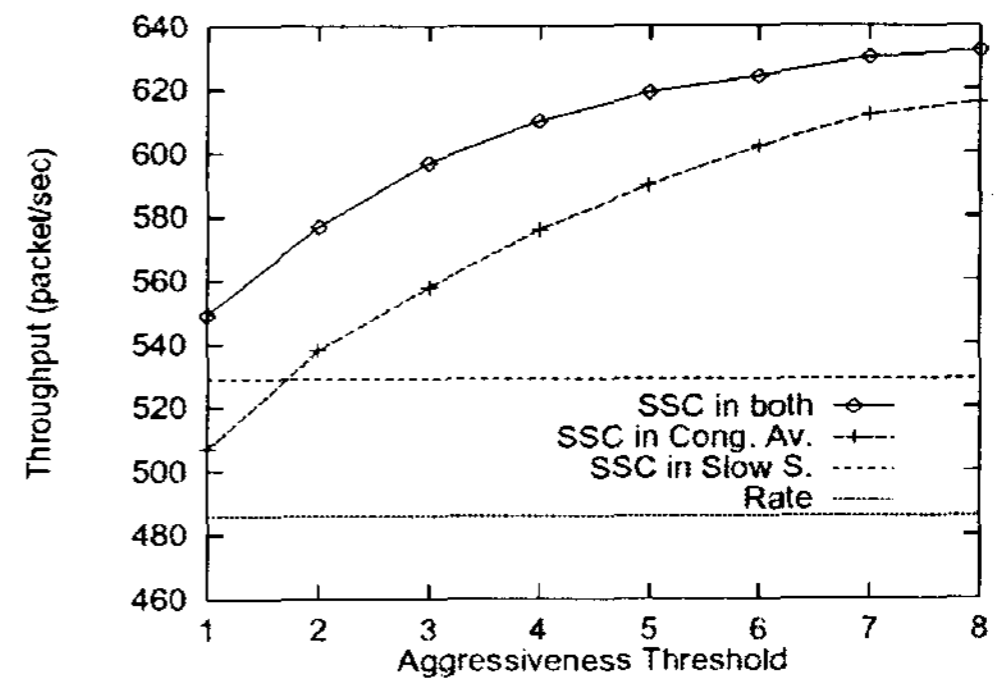
4.1 SSC의 기본 성능 특징

네트워크 구성이 단일 모드 처리율 곡선을 지향하면 최고 처리율을 찾는 작업은 더 복잡하다. 즉 적극성을 무조건 적용하지도 배제하지도 않는 것이 최상의 방법으로서 네트워크 구성이 하나의 정적 처리율 상태에서 다른 상태로 전이하는 비정적인 상황에서도 SSC의 적응성은 도움이 된다. 그림 4-1은 TCP Rate 백그라운드 트래픽 5Mbps, 2.5Mbps, 7.5Mbps의 처리율 대비 적극성 임계값 함수 형태의 처리율 곡선을 나타낸 것으로서 TCP Reno가 TCP Rate로 바뀐 것만이 다를 뿐이다. 처리율 곡선의 굴곡 뿐 아니라 성능까지 증가하는데 이는 부분적으로 TCP Rate의 우수한 추적 능력 때문이다. 이 추적 능력은 SSC로 하여금 LTS 상관 구조를 보다 효과적으로 추출할 수 있게 하며, 그림 4-1은 SSC를

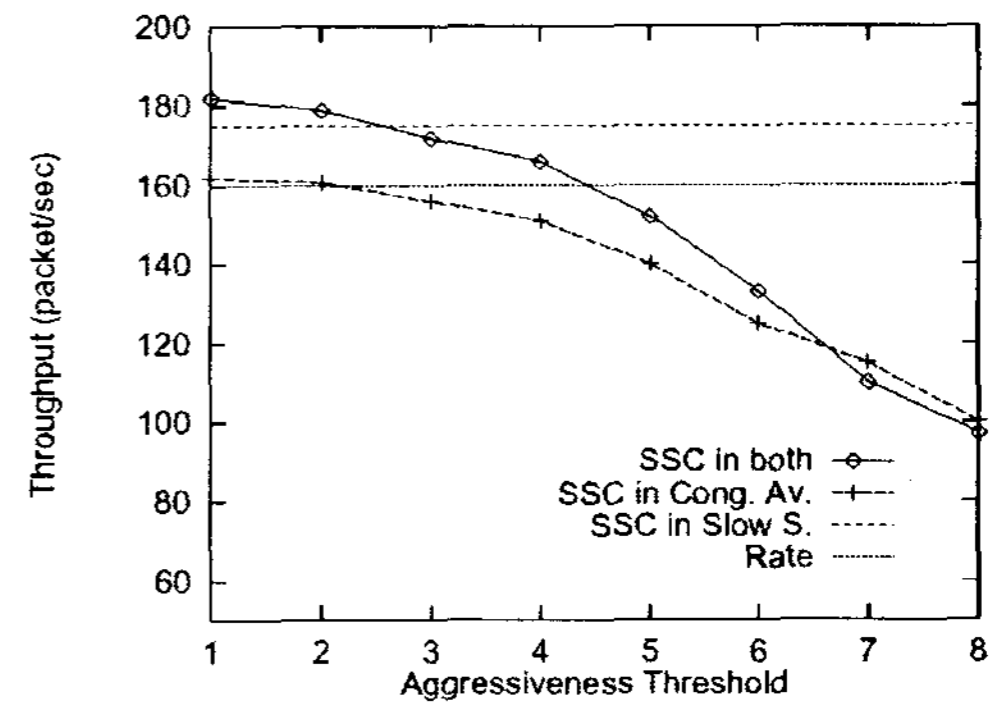
Slow-Start, 혼잡 회피, 그리고 Slow-Start와 혼잡 회피 두 단계 모두에 적용한 경우에 대한 한계 효과를 나타낸다.



(a) TCP Rate 백그라운드 트래픽 5Mbps의 처리율



(b) TCP Rate 백그라운드 트래픽 2.5Mbps의 처리율



(c) TCP Rate 백그라운드 트래픽 7.5Mbps의 처리율

그림 4-1. TCP Rate. 3가지 레벨의 백그라운드 트래픽 5Mbps(a), 2.5Mbps(b), 7.5Mbps(c)의 적극성 임계값 함수 형태의 처리율 곡선

Fig 4-1. TCP Rate. shape of throughput curve as a function of aggressiveness threshold for three levels of background traffic 5Mbps(a), 2.5Mbps(b), and 7.5Mbps(c)

4.2 추적 능력

기반 피드백 혼잡제어의 추적 능력은 무시할 수 없는 영향을 성능에 미칠 수 있으며, SSC의 효과에도 영향을 미친다. 피드백 혼잡제어가 네트워크 상

태 추적을 잘 할수록 LTS 상관 구조가 더 정확해지고 보다 효과적인 제어 활동이 수행된다. 본 논문에서는 TCP Reno, Vegas, Rate의 추적 능력을 측정하여 병목 링크  $G_1, G_2$ 에서 집합 백그라운드 트래픽의 신뢰 처리율의 상관 계수를 각각 계산한다. 효과적인 추적이 이루어질 경우에 가용 대역폭이 높아짐으로서 백그라운드 트래픽 레벨이 낮을 경우 신뢰 처리율은 높아지고 그 반대의 경우는 낮아짐을 알 수 있다.

그림 4-2는 동일한 설정에서 SSC가 TCP Reno, Vegas, Rate와 각각 결합된 경우의 상관 계수를 나타내고 있으며, 모든 곡선이 -1을 향하고 있음을 알 수 있다. 이것은 조치의 시기적절성이 개선되어 TCP-MT가 TCP보다 추적 능력이 향상되는 결합의 시너지 효과를 나타낸다.

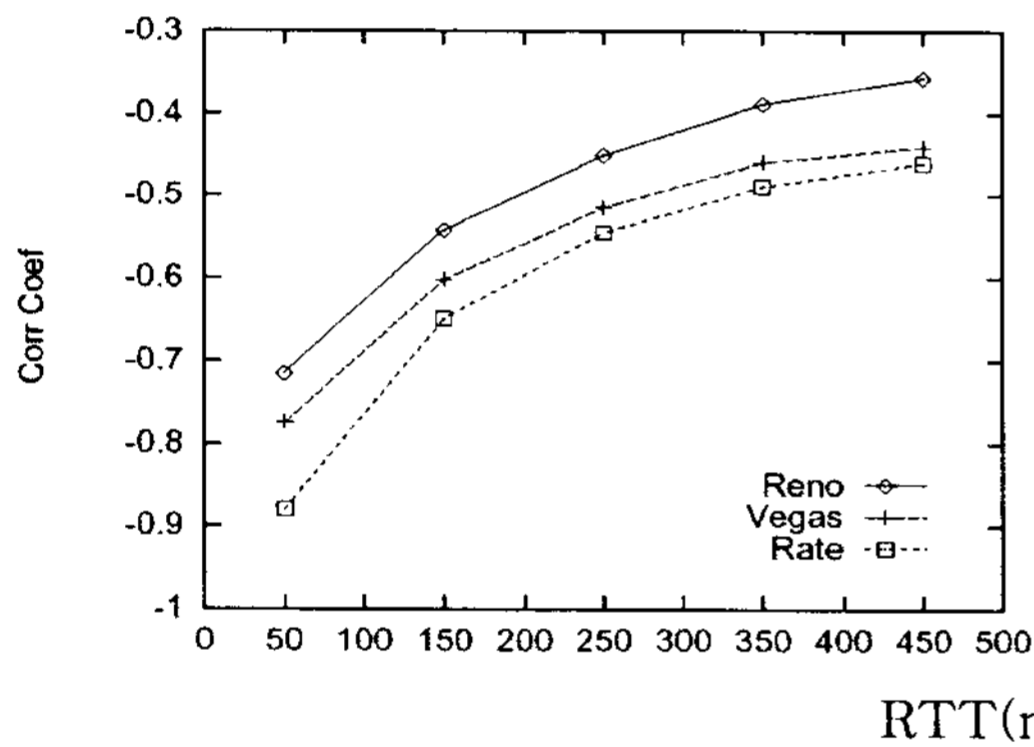


그림 4-2. TCP Reno, Vegas, Rate의 상관 계수 관점에서의 추적 능력

Fig 4-2. Tracking ability in terms of correlation coefficient for TCP reno, Vegas, and Rate.

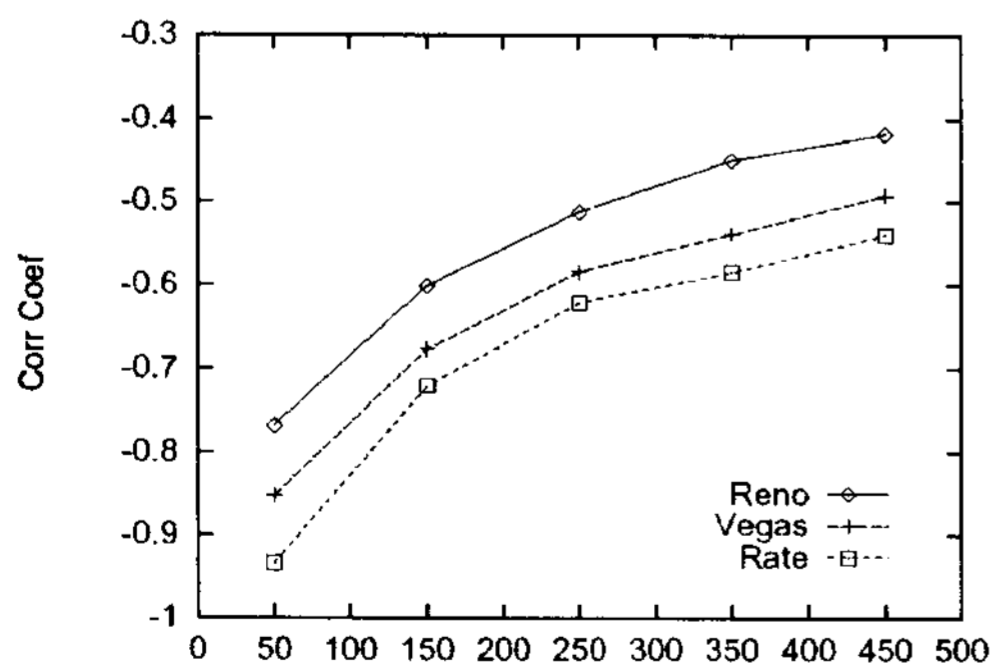


그림 4-3. TCP Reno, Vegas, Rate에 SSC가 적용된 경우 추적 능력이 향상되는 시너지 효과

Fig 4-3. Synergy effect increasing tracking ability when SSC is applied to TCP Reno, Vegas, and Rate

## 5. 결론

컴퓨터 네트워크에서 사용되는 메시지 교환에 관한 규칙을 정의 하는 프로토콜들의 모음을 의미하는 전송 제어 프로토콜을 트랜스포트 계층 프로토콜 상에서 다중시간 간격으로 혼잡제어를 연구한다.

본 논문에서 LTS 유닛 SSC은 인터페이스를 통해 모듈화 될 수 있으며, 이 인터페이스를 통해 동일한 모듈을 Tahoe, Reno, Vegas, 전송을 기반 확장 버전 등 다양한 TCP에서 적용함으로써 네트워크 트래픽의 자기유사성 및 LRD를 나타냈다. TCP-MT는 피드백 루프 범위에 속하지 않는 LTS 정보를 활용함으로써 제어가 정확하게 이루어졌으며, 네트워크 구성이 하나의 유사 정적 처리율 상태에서 다른 상태로 이동하는 비정적인 상황에서도 SSC가 정확하게 적용되었으며, SSC로 하여금 LTS 상관구조를 효과적으로 추출할 수 있었다.

## References

- [1] N. Poojary, S. V. Krishnamurthy, and S. Dao. Medium Access Control in a Network of Ad Hoc Mobile Nodes with Heterogeneous Power Capabilities. In IEEE International Conference on Communications (ICC 2001), Vol. 3, pp. 872-877, 2001.
- [2] R. Ramanathan and R. Rosales-Hain. Topology Control of Multihop Wireless Networks using Transmit Power Adjustment. In INFOCOM 2000, Vol. 2, pp. 404-413, March 2000.
- [3] C. Lee, J. Jang, E.K. Park, S. Makkic. A simulation study of TCP performance over IEEE 1394 home networks. Computer Communications Vol. 26, pp. 670-678, 2003.
- [4] T. Tuan and K. Park. Multiple time scale congestion control for self-similar network traffic. *Performance Evaluation*, Vol. 36, pp. 358-386, 1999.
- [5] T. Tuan and K. Park. Multiple time scale redundancy for QoS-sensitive transport of real-time traffic. To appear in *Proc. IEEE INFOCOM '00*, 2000.